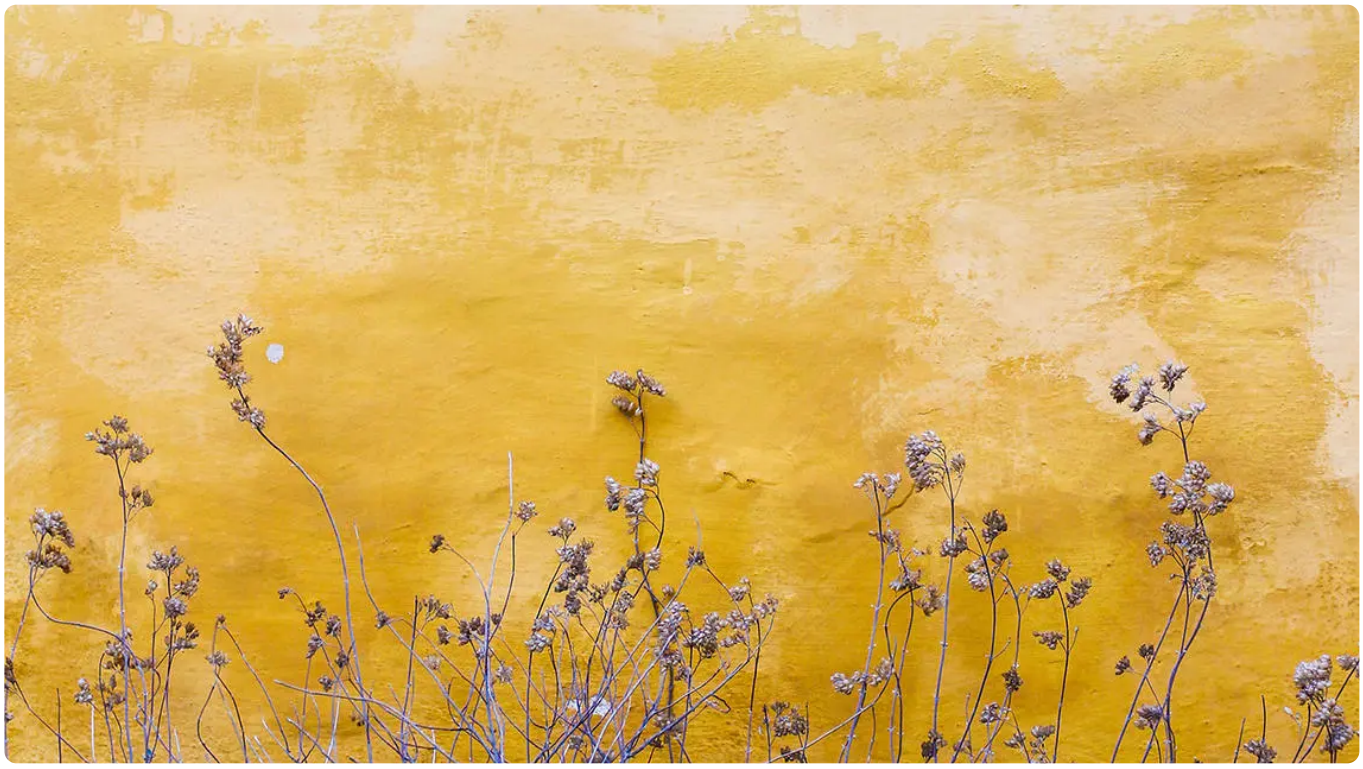
下载APP

28｜MVCC：如何突破数据库并发读写性能瓶颈？

2022-02-26 黄清昊

《算法实战高手课》 课程介绍 >



讲述：黄清昊
时长 17:50　大小 16.33M

你好，我是微扰君。

过去两讲，我们学习了数据库中查询优化的一个重要手段——索引，通过空间换时间的思想，从数据结构查询本身的时间复杂度和 IO 开销两个角度，去提高查询的速度。除此之外，查询能做的优化其实还有很多，比如同样的语句在采用不同查询计划的情况下，查询效率可能也是差距很大的。

领资料

今天我们就从业务开发非常常见的一个角度，并发，来聊一聊数据库可能的性能优化。首先来看并发场景下，我们在数据库中会碰到什么样的问题。

为什么需要事务

我们知道，主流的关系型数据库都能做到在高并发的场景下支持事务，比如 MySQL 的 InnoDB 引擎就支持事务，从而取代了并不支持事务的 MyISAM 引擎。但为了保证事务性，其实需要付出一定的性能代价。那事务是什么，我们来简单复习一下。

简单来说，**事务就是指一系列操作，这些操作要么全部执行成功并提交，要么有一个失败然后全部回滚像什么都没发生一样**，绝对不会存在中间有一部分操作得以执行，一部分没有执行。

为什么数据库中需要事务呢，一个非常经典的例子就是银行转账，比如说我们需要从 A 账户给 B 账户转 200 元。整个过程要分为两个步骤，分别是：对 A 的账户余额减去 200、对 B 的账户余额加上 200，如果这两个操作一个成功一个失败，显然会导致业务数据完整性出现问题。

为了保证数据完整性，我们就需要让事务支持原子性。这也是我们通常说的事务需要支持的 ACID（原子性、一致性、隔离性和持久性）的特性之一，相信大部分研发同学都听说过，网上对这些性质的讨论有很多，这里就不逐一展开了，我们接下来重点讨论隔离性。

隔离性

数据库通常是并发访问的，也就是说我们很可能会同时执行多个事务，而一个事务又会包含多个读写操作，当两个事务同时进行，并对数据库中同一条数据进行了读写，会发生什么呢？如果有冲突了要怎么办呢？

在很多业务场景中，我们都碰到过这种情况，也非常常见。看学生数据表的例子，我们会反复修正学生最近考试的成绩。假设 id=1 的学生，成绩一开始是 50，现在有两个事务 A、B，分别执行语句：

我们先花一分钟思考一下，在熟悉的数据库中，事务 A 在 T2 和 T4 两次查询的结果是多少呢？

其实在不同的事务隔离等级下，我们会有不同的结果。比如有一种可能性是，T2 事务 A 查询的结果是 50，T4 查询的结果是 100，这样的查询结果在很多业务场景下是会产生问题的，我们一般称为脏读问题，也就是在事务开始时，读到了尚未提交的其他并发事务对数据的修改值。

为什么我们称为脏值，主要因为这个值是可能会回滚的，比如如果 B 事务失败了，100 这个值并没有真的被写入成功，会被撤销掉，但是我们竟然在 A 事务里看到了，这种情况我们称为脏，很好理解。

除脏读，数据库中常见的“有问题的”查询结果还有 2 种情况：不可重复读、幻读。

> 不可重复读，是指在事务的过程中对同一个数据，读到了两次不同的值，即使别的事务在当前事务的生命周期里对该数据做了修改。
>
> 幻读，在事务的过程里读取符合某个查询条件的数据，第一次没有读到某个记录，而第二次读竟然读到了这个记录，像发生了幻觉一样，这也是它被称为幻读的原因。

因为存在这三种问题，脏读、不可重复读、幻读，业务很可能会产生错误，所以我们就需要**根据不同的业务场景，提供不同的事务隔离等级，你可以理解成某个事务对其他事务修改数据结果的可见性情况。**

事务隔离等级

SQL 标准定义了四种不同的事务隔离等级的，相信你也一定有所听闻，按照隔离级别由弱到强，分为：读未提交、读已提交、可重复读和串行化。

事务隔离级别	脏读	不可重复读	幻读
读未提交 (RU)	可能	可能	可能
读已提交 (RC)	不可能	可能	可能
可重复读 (RR)	不可能	不可能	可能
串行化	不可能	不可能	不可能

极客时间

许多数据库是允许我们设置事务隔离级别的。比如在采用 InnoDB 为引擎的 MySQL 中，默认采用的就是可重复读的事务隔离级别。

在这个隔离级别下，可以从表格里看出来，不会出现脏读和不可重复读的情况，幻读可能发生。不过在 InnoDB 中，幻读这个情况有点特殊，不一定会发生，我们稍后讲 MVCC 机制的时候再聊。

现在既然有不同的隔离等级，我们当然要想办法实现它们。

如何实现不同的隔离等级

首先看两个极端情况：串行化、读未提交。

最高等级的串行化，比较好理解，既然问题来自于事务的并发，我们就让它们不要并发，如果涉及同一表的读写，我们就加锁，读的时候用共享锁，写的时候用排他锁。这样，幻读问题自然也不复存在了，但这样完全的串行执行，让我们失去了并发的优势，性能不太好，其实不是很常见。

那最低等级的读未提交，也很好懂，它是性能最好的，策略就是不做任何处理。事务中所有的写都立刻作用到表中，并且对所有其他正在执行中的事务可见，自然会产生脏读问题。在前面学生成绩的例子里，T4 时刻 A 事务读到 id=1 的学生的分数就已经被更新成了 100，即使 B 事务的修改尚未提交。这种事务的隔离等级，在我们的实际开发中也是非常少见的。

中间的两个等级，读已提交、可重复读，同时兼顾了性能和隔离性，也是许多主流数据库的首选之一，Oracle 的默认隔离等级就是读已提交。

对于读已提交而言，主要要避免的就是读到尚未提交的数据，也就是脏值。我们把例子修改一下看看在这个等级下会发生什么，A 事务一共会进行 3 次读数据：

在读提交的隔离等级下，T2 还是读到 50，这次在 T4 的时候我们不再会读到脏值 100，但在 T5 事务 B 已经提交的时候，T6 再去读同一个记录，会读到事务 B 提交之后更新的值

100。这个时候，在同一个事务里，两次读到的数据就出现了不一致的情况，也就是仍然会出现不可重复读，但已经不会出现脏读的情况了。

读提交如何实现呢？

一种比较悲观的方式还是通过加锁，每次读数据的时候，对该行加共享锁，读完立刻释放，每次写数据的时候对该行加排他锁，直到事务提交才释放。

比如在上面的例子中，T4 的读会被阻塞，直到 T5 完成之后才会读取，此时如果事务 B 回滚了，我们在 T4 进行的记录读到的就仍然是 50，如果事务 B 成功提交，则读到的值是 100。虽然与 T2 读到的内容不同，但至少读到的数据不再是脏的了，它满足了读已提交的语意约束。

当然也有比较乐观的方式，也就和接下来要讲的 MVCC 相关了。所以接下来我们一起来看看 InnoDB 是如何利用 MVCC 机制，来实现数据库的可重复读的隔离等级。

利用 MVCC 实现可重复读

MVCC，全称 Multi-Version Concurrency Control，多版本并发控制，最大的作用是帮助我们实现可重复读的同时，避免了读的时候加锁，只有在写的时候才进行加锁，从而提高了系统的性能。核心是通过引入版本或者视图来实现的，这是一个非常巧妙的设计，在业务开发中很有用的，希望你可以好好体会。

我们首先要看几个基本概念：事务 ID、隐藏列、undo log、快照读、当前读。

事务 ID

我们想要维护不同事务之间的可见性，首先当然要给事务一个标识，也就是事务 ID，它是一个自增的序列号，每个事务开始前就会申请一个这样的 ID，更大的事务 ID 一定更晚开始，但不一定更晚结束。

那有了事务 ID，在 InnoDB 中就是 trx_id，我们就可以开始为数据维护不同的版本了。

隐藏列

想要维护不同的版本，数据表的每一行中除了我们定义的列之外，还有需要至少包括 trx_id、roll_pointer，也就是隐藏列。

每一行数据中的 trx_id，代表该行数据是在哪个 trx_id 中被修改的，这样在每个事务中看访问到表中的数据时，我们就可以对比是在当前事务之前的事务里被修改的，还是在之后的事务里被修改的。

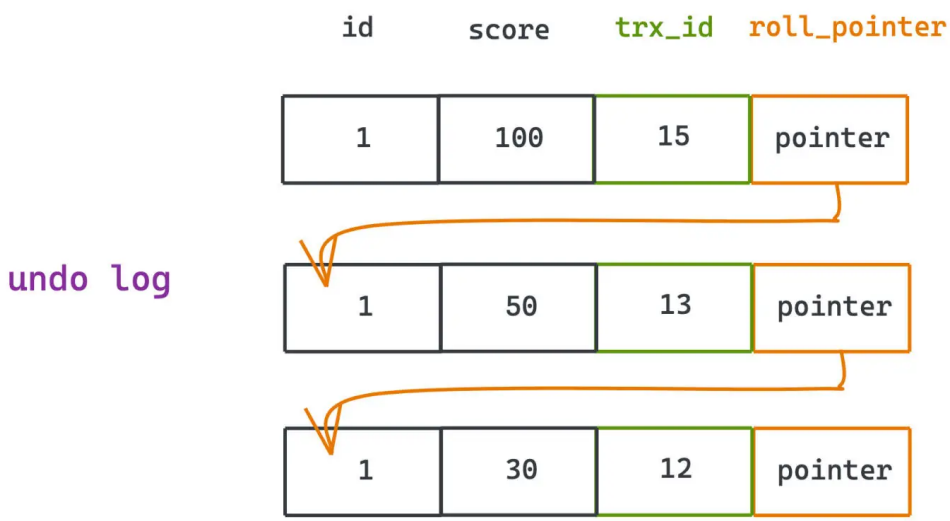
但只有这个信息是没有用的，毕竟如果我们想要让并发时，一些尚未结束的事务的修改，对当前事务不可见，还得知道在此之前这个数据是什么样的吧？**这就是 roll_pointer 的作用了，它指向的更早之前的数据记录，也就是一个指针，指向更早的记录值**。

记录值具体是怎么维护的呢？就要提到 undo log 了。

undo Log

undo log，也就是回滚日志，不知道你有没有一点耳熟，还记得我们之前提到的 redo log 吗？和 redo log 的预写（用来在宕机未持久化的时候恢复数据的机制）正好相反，undo log 记录了事务开始前的状态，用于事务失败时回滚。不过 undo log 和 redo log 可以说是一体两面了，都用于处理事务相关的问题。

除了用于恢复事务，undo log 的另一大作用就是用于实现 MVCC，**我们的 roll_pointer 指向的其实就是 undo log 的记录**。



极客时间

你可以看到，由于 roll_pointer 的存在，整个数据库中的每行数据，背后都可能有不止一条数据，每个 transaction 的修改都会在表中留下痕迹，而它们**通过 roll_pointer 形成了一个类似于单向链表的数据结构，我们称为版本链**。所以每次新插入一条数据，除了插入数据本身和申请事务 ID，我们也要记得把 pointer 指向此前数据的 undo_log。

MVCC 就是在这样的版本链上，通过事务 ID 和链上不同版本的对比，找到一个合适的可见版本的。快照读就是 MVCC 发挥作用的方式。

快照读和当前读

在 select 数据的时候，我们会按照一定的规则，而不一定会读出表中最新的数据，有可能从版本链中选择一个合适的版本读出来，就像一个快照一样，我们称为快照读。

在 InnoDB 中，默认的、可重复读的事务隔离等级下，使用的 select 都是快照读：

复制代码

```
1 select * from student where id < 10
```

而当前读，读的就是记录的最新值，在 InnoDB 下我们会进行显示的加锁操作，比如`for update`：

```
1 select * from student where id < 10 for update
```

复制代码

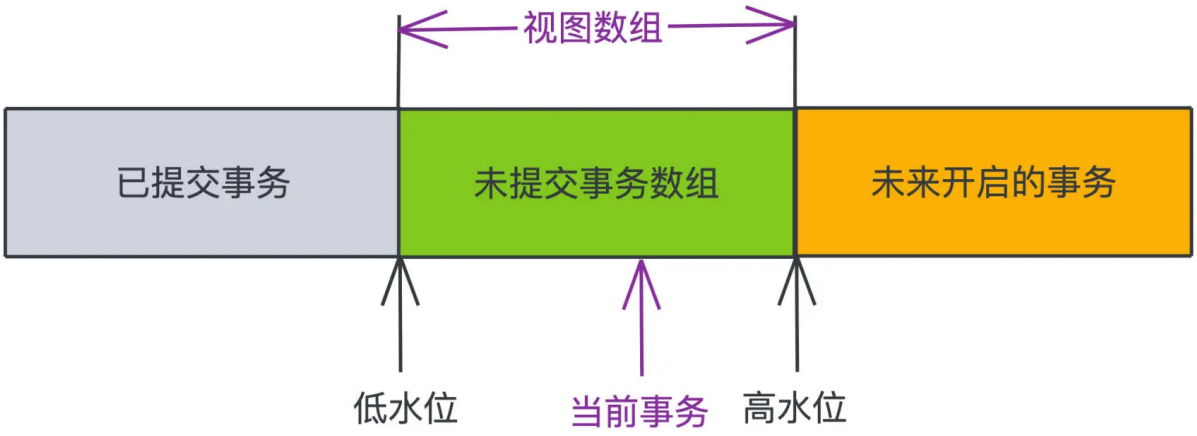
所以如果本质上严格遵循 MVCC 的要求，幻读是不会发生的，但是 InnoDB 里的读分为快照度和当前读两种。如果你对 MySQL 中的 `for update` 原语有印象就会知道，在 select 的时候如果没有加 `for update` 的话，就不会发生幻读的现象，反之则会有幻读的现象。

读视图

现在在可重复读的隔离性下，MVCC 是如何工作的呢？

核心的可见性保证来自于读视图的建立，本质就是每个事务开始前，会记录下当前仍在活跃也就是开始但未提交的所有事务，保存在一个数组中，我们称为视图数组，然后会根据这个数组，基于一定的规则判断应该读取每个数据的哪个快照。

来配合这张示意图看规则是什么：



极客时间

首先，我们会记录视图数组中最小的事务 ID 和最大的事务 ID+1，分别称为低水位和高水位。

这两个 ID 其实就可以从当前执行的事务的视角，将所有的事务分为三个部分，小于低水位的部分一定是当前事务开始前就提交了的部分，大于等于高水位的则一定是还未提交的事务，我们一定不可见。

处于中间的部分就要分类讨论了：

如果在视图数组中，说明当前事务开始时，这些事务仍在活跃，所以应该是不可见的；

如果不在数组中，说明在仍活跃着的事务范围内，但其中有一些事务虽然不是开始最早的，但是结束的却比活跃数组中的事务早，以至于当前事务开始时，这些事务已经结束，所以也应该是不可见的。

简单总结一下，如果我们记录低水位为 low_id，高水位为 high_id，活跃事务数组为 trx_list。可见的 trx_id 就需要满足 trx_id < low_id 或者 trx_id < high_id 且 !trx_list.contains(trx_id) 的条件，也就是**要么比低水位更早，要么比高水位的 id 小但是不能出现在活跃事物数组中**。

那读视图的规则其实就是根据可见性的约束，在查询数据的时候从版本链从最新往前遍历，直至找到第一个可见的版本返回。

这么说可能还是比较抽象，我们还是用学生成绩的例子，分析一下事务 A 这次的执行情况，假设在 A 之前 id=1 的记录隐藏列中的事务 ID 为 1，且已经提交。

在事务 A 启动的时候，由于晚于事务 B、早于事务 C，申请到的 trx_id=3，而视图数组里活跃的事务只有 trx_id=2 的事务 B，也就是长这样 `[trx_id=2]`。

看 T4 时，事务 A 的访问情况：

> trx_id=4 的事务 C，其实无论有没有提交，由于 trx_id 大于视图数组中的高水位，所以对我们来说是不可见的，这就避免了脏读。
>
> 对于事务 B，不管是在 T6 的时候事务 B 已经提交，还是 T4 的时候事务 B 没有提交，由于其存在于视图数组中，也就是事务 A 开始时已经在活跃的事务，所以也是不可见的。

所以，T6 的时候，事务 A 访问的值和 T4 也是一样的，这样也就保证了可重复读的语意。

相信现在你应该理解了，本质上就是要通过多版本的快照读，在实现隔离性的同时，帮助我们避免读的时候加锁的操作。

总结

数据库的事务和其对应的隔离等级，是目前主流数据库的基本性质，我们在工作中用到的机会相当多。首先我们要理解清楚事务的基本概念，包括不同隔离等级下出现的幻读、脏

读等等的问题，才能帮助你正确地使用数据库，在合适的时候选择加锁保证业务的正确性。

MVCC 的多版本控制策略也是今天的重点学习内容，相比于悲观的加锁实现隔离性的方式，MVCC 基于 undo_log 和版本链的乐观控制并发的方式，可以为我们提供更好的性能，本质是通过快照读，完全不加锁而满足隔离性。

MVCC 可见性的判断规则，也不要死记硬背，你可以借助最后的例子仔细琢磨，多问自己几个问题检验一下，比如在 T1 和 T2 之间假设还有一个事务 D，也对数据进行了修改，并在事务 A 开始之前就结束了，会对事务 A 的读操作产生什么样的影响呢？事务 B 和事务 C 又会发生什么样的情况呢？它们两个都会修改成功吗？如果你想清楚了这些问题，相信很快就能理解 MVCC 的工作机制。

思考题

今天简单介绍了 RR 隔离等级基于乐观的 MVCC 的实现，那 RC 隔离等级是否也可以通过 MVCC 来实现提高性能呢？我们说 MVCC 相比于加锁的方式提高了性能，但是在所有的场景下都如此吗？

欢迎在留言区写下你的思考，如果觉得有帮助的话，也可以把这篇文章转发给你的朋友一起学习，我们下节课见～

分享给需要的人，Ta订阅超级会员，你将得 50 元

Ta单独购买本课程，你将得 20 元

生成海报并分享

赞 0 提建议

© 版权归极客邦科技所有，未经许可不得传播售卖。 页面已增加防盗追踪，如有侵权极客邦将依法追究其法律责任。

上一篇 27 | LSM Tree：LevelDB的索引是如何建立的？

下一篇 29 | 位图：如何用更少空间对大量数据进行去重和排序？

更多学习推荐

精选留言 (2)

写留言

peter
2022-02-26

老师辛苦了，请教几个问题啊：
Q1：把 pointer 指向此前数据的 undo_log是谁做的？
讲undo log时，有一句话“所以每次新插入一条数据，除了插入数据本身和申请事务 ID，我们也要记得把 pointer 指向此前数据的 undo_log”，从这句话看，似乎“把 pointer 指向此前数据的 undo_log”是开发人员做的？...

展开

Paul Shan
2022-02-26

请问老师能否举一个例子，事务是不活跃的（不在当前视图事务数组中）但是事务id又是小于高水位大于低水位，多谢！我找到的例子，事务如果不活跃的，必然是在当前事务开启之前已经结束了，也就是处于低水位之前的。而在当前事务开启之后还没提交的都应该在当前视图事务数组中，例如文中最后一个例子事务B，即便到了T6，事务B已经提交，但是依然还在事务数组中。...

展开